

(19)



JAPANESE PATENT OFFICE

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number: **10135850 A**

(43) Date of publication of application: **22.05.98**

(51) Int. Cl

**H03M 13/00**

**G06F 11/10**

**H03M 13/12**

(21) Application number: **09269133**

(71) Applicant: **FR TELECOM**

(22) Date of filing: **26.08.97**

(72) Inventor: **PYNDIAH RAMESH  
ADDE PATRICK**

(30) Priority: **28.08.96 FR 96 9610521**

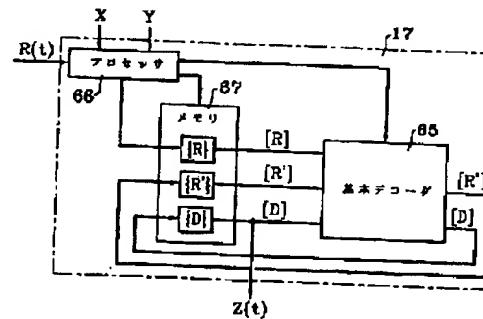
(54) **METHOD FOR CONVERTING INFORMATION BIT  
WITH ERROR CORRECTING CODE, ENCODER  
AND DECODER FOR EXECUTING THIS METHOD**

COPYRIGHT: (C)1998,JPO

(57) Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To utilize a programmable BTC circuit by allowing a receiver to arrange a sample whose absolute value shows highest reliability at the position of an input matrix corresponding to the decided position of a second binary matrix.

SOLUTION: At the time of receiving the sample of a signal  $R(t)$ , a processor 66 forms an input matrix  $\{R\}$  corresponding to the designated position of  $Y$  to prepare matrixes  $\{R'\}$  and  $\{D\}$  to store in a suited address. In basic decoding, suited samples concerning vectors  $[R']$ ,  $[D]$  and  $[R]$  are supplied for a basic decoder 65. New values concerning  $[R']$  and  $[D]$  are next recorded. In these processing, the processor 66 sequences reading or writing to the memory 67. At the last of m-cycles, the processor 66 sequences reading operation at the suited address of the memory 67 in order to send the output signal  $Z(t)$  of the basic decoder 65.



Translation of Par.No.[0011] in JP 10-135850(FRANCE TELECOM)

[0011]

Considering creation of a circuit such as a block turbo code circuit or BTC(see Proc. GRETSI' 95 Conference, September 1995, Vol.2, 981-984), "Architecture and design of a turbodecoder circuit for product codes" by Raoul et al..) which is suitable for performing repeatedly decode processing described in the preamble, it is apparent the surface square of the circuit will be considerably reduced in the future by adopting construction which performs repeatedly decode processing in a single basic decoder without connecting many basic decoders. The number of times of repetition is represented by a function of the complexity of the basic decoder, depending upon an intended application. The number of the times of repetition increases in accordance with the decrease of the complexity of the basic decoder, resulting in increase of the advantage in the above circuit.

Translation of Par.No.[0011] in JP 10-135850(FRANCE TELECOM)

[0011]

Considering creation of a circuit such as a block turbo code circuit or BTC(see Proc. GRETSI' 95 Conference, September 1995, Vol.2, 981-984), "Architecture and design of a turbodecoder circuit for product codes" by Raoul et al..) which is suitable for performing repeatedly decode processing described in the preamble, it is apparent the surface square of the circuit will be considerably reduced in the future by adopting construction which performs repeatedly decode processing in a single basic decoder without connecting many basic decoders. The number of times of repetition is represented by a function of the complexity of the basic decoder, depending upon an intended application. The number of the times of repetition increases in accordance with the decrease of the complexity of the basic decoder, resulting in increase of the advantage in the above circuit.

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平10-135850

(43)公開日 平成10年(1998)5月22日

(51)Int.Cl.<sup>6</sup>  
H 03 M 13/00  
G 06 F 11/10  
H 03 M 13/12

識別記号  
330

F I  
H 03 M 13/00  
G 06 F 11/10  
H 03 M 13/12

330 M  
330 E

審査請求 未請求 請求項の数13 FD 外国語出願 (全 66 頁)

(21)出願番号 特願平9-269133

(22)出願日 平成9年(1997)8月26日

(31)優先権主張番号 9610521

(32)優先日 1996年8月28日

(33)優先権主張国 フランス(FR)

(71)出願人 591034154

フランス テレコム エス アー  
FRANCE TELECOM  
フランス国、75015 パリ、プラス・ダル  
レ、6

(72)発明者 ラメッシュ・ビンディア  
フランス、29280・ブルサン・アレ・シャ  
ケ・リウ、6

(72)発明者 パトリック・アッド  
フランス、29200・ブレスト・リュ・ユー  
ジエン・ボティエ、4

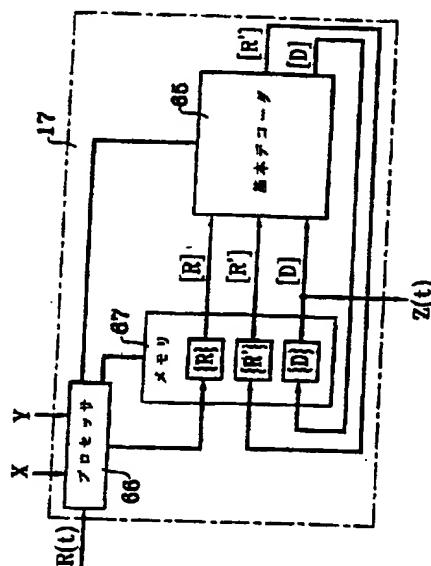
(74)代理人 弁理士 志賀 正武 (外2名)

(54)【発明の名称】誤り訂正符号を有する情報ビットの変換方法およびこの方法を実行する符号化器と復号化器

(57)【要約】

【課題】プログラマブルBTC回路の利用を可能にする情報ビットの伝送プロセスを提供すること。

【解決手段】伝送されるビットが、少なくとも2つの組織ブロック符号の積に従って符号化される。各符号ワード探索ステップ毎に、後続のステップに用いられるデータ行列( $\{R\}$ )と決定行列( $\{D\}$ )を決定するため、反復復号化が適用される。各ステップ毎に、入力行列の行または列を復号化することによって、新たな決定行列が決定され、各反復毎に復号化の信頼性を高める訂正項を考慮して、新たなデータ行列が決定される。符号化及び復号化回路は、符号化ブロック当たりの伝送ビット数の選択を可能にするパンクチャーリング技法によってプログラム可能になるが、パンクチャーリングを施されるビットは、行列の各次元に従って均一に分散された位置を備えることが望ましい。



## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 送信器(10)が、  
 送信されるべき情報ビット( $a_u$ )から第1の2進行列  
 ( $\{a\}$ )を形成するステップと、  
 基本組織ブロック符号( $c_1, c_2$ )の積に対応する組織  
 ブロック符号を適用することによって、第1の2進行列  
 を第2の2進行列( $\{c\}$ )に変換するステップと、  
 第2の2進行列から抽出されたビット( $c_v$ )をチャネル  
 に向けて送信するステップとを実施し、  
 受信器(15)が、  
 前記チャネルによって受信された信号( $R(t)$ )か  
 ら、第2の2進行列と同じサイズであり、かつ、デジタル・サンプルから構成される入力行列( $\{R\}$ )を形成  
 するステップと、  
 $m$ 個の復号化サイクルを具備する入力行列の反復復号化  
 を行うステップとを実施し、  
 前記デジタルサンプルの符号がそれぞれ第2の2進行列  
 におけるビットの初期評価を示し、前記デジタルサンプルの絶対値がそれぞれ前記初期評価に関連した信頼性の程度を示し、各復号化サイクルは、積符号で用いられる各基本ブロック符号に関する符号ワード探索ステップ  
 (32、33)から逐次構成され、  
 各符号ワード探索ステップ(32、33)毎に、2進数  
 を成分とするデータ行列( $[R']$ )と決定行列  
 ( $\{D\}$ )とが受信され、前記データ行列と決定行列とは、入力行列( $\{R\}$ )とその2進成分が入力行列のサンプルの符号に対応する行列とによって、反復復号化のための最初の探索ステップの前に構成され、後続する探索ステップのために、その2進成分が第2の2進行列のビットの新たなそれぞれの評価を表す新たな決定行列  
 ( $\{D\}$ )が生成され、そのサンプルの絶対値が、それぞれ、前記新たな評価に関連した信頼性の程度を示す新たなデータ行列( $[R']$ )が生成され、  
 復号化情報ビット◎

## 【数1】

(a<sub>u</sub>)

が、最後の符号ワード探索ステップ中に生成された決定行列から抽出され、  
 各符号ワード探索ステップ(32、33)が、受信されたデータ行列を基本符号の符号ワードにそれぞれ対応するデータ・ベクトル( $[R']$ )に分割するステップと、この分割に対応して、受信された決定行列を決定ベクトル( $[D]$ )に分割するステップと、少なくとも所定のデータ・ベクトル/決定ベクトル対に個々に処理を施すソフト決定(37、42)による基本復号化ステップとを含む情報ビットの伝送プロセスにおいて、それぞれ、第2の2進行列( $\{c\}$ )にYの指定された位置を備える、Yビットからなる集合が、チャネルに向かって送信されないことと、受信器(15)が、第2の2進行列の前記Yの指定位置に対応する入力行列

- 10 20 30 40 50
- ( $\{R\}$ )の位置に、その絶対値が最低の信頼性を表すサンプルを配置することを特徴とする伝送プロセス。  
 【請求項2】 前記Yの指定位置が、第2の2進行列( $\{c\}$ )の各次元に従ってほぼ均一に分散されることを特徴とする請求項1記載の伝送プロセス。  
 【請求項3】 第1の2進行列( $\{a\}$ )が、情報ビット( $a_u$ )以外に、第1の2進行列の各次元に従ってほぼ均一に分散され、組織符号化の後、前記Yの指定位置とは別個の、前記第2の2進行列( $\{c\}$ )のXの指定位置に配置され、チャネルに向かって送信されない、事前に受信器に分かっている値を備えたXビットからなる集合から構成されることと、受信器(15)が、第2の2進行列の前記Xの指定位置に対応する入力行列  
 ( $\{R\}$ )の位置に、その符号がそれぞれ、前記集合のビットの事前に分かっている値に対応し、その絶対値が最高の信頼性を表すサンプルを配置することを特徴とする請求項1または請求項2のいずれかに記載の伝送プロセス。  
 【請求項4】 データ・ベクトル/決定ベクトル対の処理を行うソフト決定基本復号化(37、42)がデータ・ベクトル成分( $[R']$ )の信頼性が最も低い $p$ 個の指標( $r_1, \dots, r_p$ )を決定するステップと、前記 $p$ 個の指標と決定ベクトル( $[D]$ )とから復号化すべき $q$ 個の2進ワード( $[U^s]$ )を構成するステップと、決定ベクトルと復号化すべき $q$ 個の2進ワードとの代数的復号化に基づいて、 $q'$ 個の符号ワード( $[C^s]$ )を得るステップと、得られた $q'$ 個の符号ワードから、データ・ベクトル( $[R']$ )に関するユークリッド距離が最も短い符号ワード( $[C^d]$ )を選択するステップと、選択された符号ワード( $[C^d]$ )の成分とは異なる $j$ 番目の成分を備えたオプションのコンカレント・ワード( $[C^c]$ )を決定することによって、かつ、コンカレント・ワードが決定されると、 $M^d$ と $M^c$ とが、それぞれ、選択された符号ワード( $[C^d]$ )とコンカレント・ワード( $[C^c]$ )との、データ・ベクトル( $[R']$ )に関連したユークリッド距離を表し、 $C_j^d$ と $R'_j$ とが、それぞれ、選択された符号ワードとデータ・ベクトルとの $j$ 番目の成分を表す公式、即ち、◎  
 【数2】

$$W_j = \left( \frac{|M^d - M^c|}{4} - C_j^d \cdot R'_j \right) C_j^c$$

を適用することによって、その各成分 $W_j$ が、それぞれ、計算される訂正ベクトル( $[W]$ )を計算するステップと、前記選択された符号ワード( $[C^d]$ )に等しいとみなされる新たな決定ベクトル( $[D]$ )を得るステップ

と、  
訂正ベクトル（[W]）に第1の信頼係数（ $\alpha_i$ ）を乗算した値を、入力行列（{R}）から抽出された対応する入力ベクトル（[R]）に加算することによって、新たなデータ・ベクトル（[R']）を計算するステップとを具備することを特徴とする請求項1ないし請求項3のいずれかに記載の伝送プロセス。

【請求項5】 訂正ベクトルの計算ステップにおいて、選択された符号ワード（[C<sup>d</sup>]）のj番目の成分に関するオプションのコンカレント・ワード（[C<sup>c</sup>]）の決定に、選択された符号ワード（[C<sup>d</sup>]）のj番目の成分と、選択された符号ワードを除く、得られたq'の符号ワードの中から、データ・ベクトル（[R']）に関して最短のユークリッド距離を有する候補符号ワードのj番目の成分との比較が含まれることと、前記候補符号ワードのj番目の成分が、選択された符号ワードのj番目の成分と異なる場合には、前記候補符号ワードがコンカレント・ワードとみなされ、異なる場合には、コンカレント・ワードが決まらないことを特徴とする請求項4記載の伝送プロセス。

【請求項6】 訂正ベクトル（[W]）の各成分W<sub>j</sub>の計算が、該成分に関連したコンカレント・ワードが決定されない場合、 $\beta_i$ が第2の信頼係数を表している公式、即ち、◎

【数3】

$$W_j = \beta_i C_j'$$

に従って実施されることを特徴とする請求項4または5に記載の伝送プロセス。

【請求項7】 訂正ベクトル（[W]）の各成分W<sub>j</sub>の計算が、該成分に関連したコンカレント・ワードが決定されない場合、 $\beta_i$ が第2の信頼係数を表している公式、即ち、◎

【数4】

$$W_j = (\beta_i - C_j R'_j) C_j'$$

に従って実施されることを特徴とする請求項4または請求項5のいずれかに記載の伝送プロセス。

【請求項8】 伝送すべき情報ビット（a<sub>u</sub>）から第1の2進行列（{a}）を形成する手段（69）と、基本組織ブロック符号（C<sub>1</sub>、C<sub>2</sub>）の積に相当する組織ブロック符号を適用して、第1の2進行列を第2の2進行列（{C}）に変換するように命令されている基本符号化手段（68）と、

第2の2進行列から抽出されたビット（c<sub>v</sub>）をチャネルに向けて送信する手段とから構成され、

さらに、チャネルに向かって送信される第2の2進行列のビット数をプログラムするために供給される数Yか

ら、第2の2進行列（{C}）におけるYの位置を決定するために、プログラミング手段（69）が含まれていることと、前記Yの位置に配置される第2の2進行列のビットが、チャネルに向かって送信されないこととを特徴とする冗長コーダ（12）。

【請求項9】 プログラミング手段（69）が、第2の2進行列（{C}）に従って、前記Yの位置をほぼ均一に分散することを特徴とする請求項8記載の冗長コーダ。

【請求項10】 プログラミング手段（69）が、各第1の2進行列に含まれる情報ビット数をプログラムするために供給される数Xから、第1の2進行列の各次元に従って均等に分散されるXの位置を決定するように設計されていることと、第1の2進行列を形成する手段が、前記Xの位置に既知の値のビットを配置するように設計されていることと、前記既知の値のビットが、第2の2進行列の指定の位置における組織符号化の後で配置され、チャネルに向かって送信されないことを特徴とする請求項8または請求項9のいずれかに記載の冗長コーダ。

【請求項11】 伝送チャネルによって受信された信号（R（t））から、デジタル・サンプルから構成される入力行列（{R}）を形成する手段（66）と、逐次復号化サイクルに従って入力行列を復号化するよう命ぜられている反復復号化手段（65）とから構成され、

前記デジタルサンプルの符号が、基本組織ブロック符号（C<sub>1</sub>、C<sub>2</sub>）の積に対応する組織ブロック符号を適用する冗長コーダ（12）によって形成される2進行列のビットのそれぞれの初期評価を示し、前記デジタルサンプルの絶対値が、それぞれ、前記初期評価に関連した信頼性の程度を示し、各復号化サイクルが、積符号で用いられる各基本ブロック符号に関する符号ワード探索ステップ（32、33）から逐次構成され、

各符号ワード探索ステップ（32、33）毎に、復号化手段（65）が、2進数を成分とするデータ行列（{R'}）と決定行列（{D}）とを受信し、前記データ行列と決定行列とは、入力行列（{R}）とその2進成分が入力行列（{R}）のサンプルの符号に対応する行列とによって、反復復号化のための最初の探索ステップの前に構成され、後続の探索ステップのために、新たな決定行列（{D}）が生成され、その決定行列の2進成分が第2の2進行列のビットの新たなそれぞれの評価を示し、そのサンプルの絶対値が、それぞれ、前記新たな評価に関連した信頼性の程度を示す新たなデータ行列（{R'}）が生成され、復号化情報ビット◎

【数5】

(a.)

が、最後の符号ワード探索ステップ中に生成された決定行列から抽出され、

各符号ワード探索ステップ（32、33）が、受信されたデータ行列を基本符号の符号ワードにそれぞれ対応するデータ・ベクトル（[R']）に分割するステップと、この分割に対応して、受信された決定行列を決定ベクトル（[D]）に分割するステップと、少なくとも所定のデータ・ベクトル／決定ベクトル対に個々に処理を施すソフト決定（37、42）による基本復号化ステップとを含むエラー訂正デコーダ（17）であって、さらに、受信した信号から得られる入力行列のサンプル数をプログラムするために供給される数Yから、入力行列におけるYの位置を決定するためのプログラミング手段（66）と、前記Yの位置にその絶対値が最低の信頼性を表すデジタル・サンプルを配置するように設計された、入力行列を形成するための手段が含まれることを特徴とするエラー訂正デコーダ。

【請求項12】 プログラミング手段（66）が、入力行列（{R}）の各次元に従って前記Yの位置をほぼ均一に分散することを特徴とする請求項11記載のエラー訂正デコーダ。

【請求項13】 プログラミング手段（66）が、決定行列から抽出される復号化情報ビット数をプログラムするために供給される数Xから、前記2進行列の非冗長部分行列（(a)）の各次元に従って均一に分散されるXの位置を決定するように設計されていることと、入力行列（{R}）を形成するための手段が、前記Xの位置に対応する位置に、決定された符号を備え、その絶対値が最高の信頼性を表すデジタル・サンプルを配置するように設計されていることを特徴とする請求項11または請求項12のいずれかに記載のエラー訂正デコーダ。

#### 【発明の詳細な説明】

##### 【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明は、送信器が、送信すべき情報ビットから第1の2進行列を形成するステップと、基本組織ブロック符号（elementary systematic block codes）の積に相当する組織ブロック符号を適用することによって、第1の2進行列を第2の2進行列に変換するステップと、第2の2進行列から抽出されたビットをチャネルに向けて送信するステップを実施し、受信器が、前記チャネルによって受信した信号から、第2の2進行列と同じサイズを備えており、その符号が第2の2進行列におけるビットのそれぞれの初期推定値を表し、その絶対値が、それぞれ、前記初期推定値に関連した信頼性の程度を示す、デジタル・サンプルから構成される入力行列を形成するステップと、それぞれ、積符号に用いられる各基本ブロック符号に関する符号ワード探索ステップから逐次構成される、いくつかの（mの）復号化サイクルを含む入力行列の反復復号化を行うステップを実施し、各符号ワード探索ステップ毎に、反復復号化のための最初の探索ステップの前に、それぞれ、入力行列と、その2進成分が入力行列のサンプルの符号に対

応する行列によって構成される、2進成分によるデータ行列及び決定行列が受信され、後続の探索ステップのために、その2進成分が第2の2進行列のビットの新たなそれぞれの推定値を表す、新たな決定行列が生成され、そのサンプルの絶対値が、それぞれ、前記新たな推定値に関連した信頼性の程度を示す、新たなデータ行列が生成され、復号化情報ビットが、最後の符号ワード探索ステップ中に生成された決定行列から抽出され、各符号ワード探索ステップに、受信したデータ行列を、それぞれ、基本符号の符号ワードに対応するデータ・ベクトルに分割するステップと、相応じて、受信した決定行列を決定ベクトルに分割するステップと、それぞれ、少なくとも所定のデータ・ベクトル／決定ベクトル対に処理を施すソフト決定による基本復号化のステップが含まれる情報ビットの伝送プロセスに関するものである。

##### 【0002】

【従来の技術および発明が解決しようとする課題】 情報（音声、イメージ、データ等）のデジタル伝送の問題に関して、情報源符号化とチャネル符号化とは、通常、弁別される。情報源符号化は、伝送されるべき信号の2進表現を形成する。それは、通常、伝送されるべき信号の内容の関数として設計される。近年になって、良好な伝送の質を保持したまま、デジタル・レートを低下させるために、情報源符号化の問題に対して多大の努力が費やされるようになってきている。しかし、これらの新たな情報源符号化技法は、伝送中の接動からビットをより有效地に保護することが必要になる。さらに、高周波成分（ノイズ要素、電力飽和）の物理的及び経済的制限、並びに、伝送に許容される電力レベルに対する規制によつて、デジタル伝送システムのレンジが制限されることになる。

【0003】 このため、チャネル符号化の問題、とりわけ、ブロック符号化の問題に関して、多大の労力が払はれてきた。このタイプのエラー訂正符号化は、情報源符号化によって生じるkの情報ビットにn-kの冗長ビットを加え、いくつかの伝送エラーを訂正するため、受信時にこれらの冗長ビットを用いることにある。比R=k/nは、効率として知られ、符号化利得Gは、所定の2進エラー・レート（BER）を実現するために符号化を伴わない場合と、伴う場合の、受信器に対する入力に必要な情報ビット当たりエネルギーE b間におけるデシベル表示による比と定義される。一般的な目的は、(i) 符号化利得Gが、できるだけ高くなり（BER=10<sup>-5</sup>の場合、G>5）、(ii) 符号効率Rが、できるだけ高くなり（R>0.6）、(iii) 復号化の複雑さができるだけ低くなるように、コーダ、及び、特にそれに関連したデコーダを創り出すことにある。

【0004】 デジタル情報の記憶は、伝搬チャネルに、情報が可変長時間にわたって記憶された状態に保たれるメモリが含まれ、送信器及び受信器は、同じであって

も、なくともかまわない、伝送の特殊ケースとみなすことが可能である。従って、一般に、チャネル符号化及び関連する復号化の概念が、伝送と同じように、情報の記憶分野にも適用可能であることは明らかであり、従って、訂正すべきエラーは、メモリにおける読み取りまたは書き込み、メモリの内容の変更、あるいは、メモリにおける読み取り及び書き込みを行うための装置との通信（遠隔であろうとなかろうと）にも起因するものである。

【0005】既知のように、連結技法を利用することによって、エラー訂正符号の性能が向上する。特に、本発明によりわけ関連性の深い積符号技法を利用するこによつて、2つの単純なブロック符号（即ち、最短のハミング距離dを備えた）から、その最短のハミング距離が、用いられている基本符号のハミング距離の積に等しい符号を得ることが可能になる（1970年9月の、IEEE Trans. on Information theory, Vol. IT-16, No. 5, 624~627ページにおける、S. M. Reddyによる「On decoding iterated codes」を参照されたい）。

【0006】パラメータ( $n_1, k_1, d_1$ )を備えたブロック符号が、 $C_1$ によって指定され、パラメータ( $n_2, k_2, d_2$ )を備えたブロック符号が、 $C_2$ によって指定される場合、 $C_1$ と $C_2$ の積符号の適用は、行列内における $k_1 \times k_2$ の連続した情報ビットの順序づけ、及び、符号 $C_2$ による行列の $k_1$ 行の符号化、さらに、符号 $C_1$ による結果生じた行の $n_2$ 列の符号化において行われる。積符号Pのパラメータは、従つて、( $n = n_1 \times n_2; k = k_1 \times k_2; d = d_1 \times d_2$ )によって得られる。符号Pの効率Rは、 $R_1 \times R_2$ に等しい。事後最大尤度(MLP)に基づく符号Pの復号化によって、最適性能に達することができる。従つて、関係式 $G < 10 \log_{10}(R, d)$ によって最大漸近的符号化利得の近似が可能になる。

【0007】積符号は、従つて、極めて有益であるが、MLPによる復号化は、短いブロック符号の場合を除けば、一般に、あまりにも複雑である。

【0008】1993年5月のProc. ICC' 93, Geneva, 1740~1745ページの「Separable MAP filters for the decoding of product and concatenated codes」と題する論文において、J. Lodge他は、データ行から抽出された行ベクトル及び列ベクトルが、ビットに関する対数尤度比(LLR)を推定するBahlのアルゴリズム(1974年3月のIEEE Trans. on Information Theory, Vol. IT-20, 248~287ページにおけるL. R. Bahl他による「Optimal decoding of lin-

ear codes for minimizing symbol error rates」を参照されたいを利用して復号化される、序文において簡単に述べたタイプの反復復号化アルゴリズムを提案している。Bahlのアルゴリズムによれば、LLRによって表現されるソフト決定が得られ、MLPに近い性能を実現することが可能になる。しかし、いくつかの状態が $n-k$ の関数として指数関数的に増大する復号化トレリスが利用される。結果として、Lodge他のアルゴリズムは、例えば、ハミングの符号(16, 11, 3)のような短い符号には適しているが、例えば、BCH符号(63, 51, 5)のような効率の高い符号に実施する場合には役に立たないことが立証されている。

【0009】始めに簡単に述べたタイプのもう1つのプロセスが、欧州特許出願第0 654 910号に提示されており、その内容については、本解説に組み込まれている。

【0010】後者のプロセスは、線形ブロックをなす符号から構成され、代数デコーダが利用可能な、全ての積符号の復号化に利用することができる。このプロセスによって得られる性能は、ほぼ最適である(Proc. IEEE GLOBECOM' 94 Conference, Vol. 1/3, Nov. -Dec. 1994, San Francisco, 339~343ページのR. Pyndiah他による「Near optimum decoding of product codes」を参照されたい)。実際のところ、それを利用すると、問題となる積符号に関する理論上のシャノン限界を超える2.5 dBの領域におけるS/N比について、 $10^{-5}$ に等しいBERを得ることができる(所定の積符号について、4回反復して)。さらに、このプロセスは、Lodge他の提案した解決法に比べるとはるかに単純で、はるかに信頼性が高い。従つて、基本符号長 $n_1, n_2$ が256までの極めて大きい積符号を復号化することが可能である。

【0011】今後、ブロック・ターボ符号回路またはBTC回路(1995年9月のProc. GRETSI' 95 Conference, Vol. 2, 981~984ページのO. Raoul他による「Architecture and design of a turboencoder circuit for product codes」を参照されたい)と呼ばれる、序文において述べたタイプの反復復号化を実施するのに適した回路の創出を考慮すると、該回路の表面積は、いくつかの基本デコーダを連結するのではなく、同じ基本デコーダを利用して、いくつかの反復を実施することによってかなり縮小することができるるのは明らかである。企図されている用途に応じて、反復数は、基本デコーダの複雑さの関数になる。基本デコーダの複雑さが低下するほど、反復数が増加し、従つて、基本デコーダの複雑さ

を低下させる利点が増大する。

【0012】経済的理由から、異なる数の冗長ビットを備えた、多様なサイズのデータ・ブロックの処理を可能にするプログラマブルB T C回路を備えることが望ましい。従って、さまざまな用途に同じB T C回路の利用を企図することが可能であり、これにより、開発コストに関してかなりの節約が可能になる。

【0013】本発明の主たる目的は、この必要に応えて、プログラマブルB T C回路の利用を可能にする情報ビットの伝送プロセスを提供することにある。

#### 【0014】

【課題を解決するための手段】従って、本発明では、序文において簡単に述べたタイプのプロセスにおいて、それぞれ、第2の2進行列にYの決定位置を備えるYビットからなる集合は、チャネルに向かって送信してはならないこと、及び、受信器が、第2の2進行列のYの決定位置に対応する入力行列の位置に、その絶対値が最高の信頼性を表すサンプルを配置することが提案される。

【0015】本発明では、畳み込み符号の分野においてよく用いられるパンクチャーリング技法と同様の技法が利用される。パンクチャーリングによって、符号の効率が高くなる。畳み込み符号の場合、その目的は、一般に、2進符号、即ち、復号化トレリスが最も単純な符号を利用しながら、 $1/2$ を超える符号化効率を実現することにある。一般に、パンクチャーリングを施された畳み込み符号は、同じ効率のパンクチャーリングを施されていない符号と同様の距離特性を備えている。

【0016】しかし、パンクチャーリングは、通常、ブロック符号には適用されない。実際、最適な距離特性を備えた、効率の高いブロック符号が多数存在する。従って、パンクチャーリングによって、畳み込み符号の場合と同程度に評価される複雑さの利得が得られずに、距離特性が劣化することが予測される。発明者は、積符号の場合、上述のように適用されたパンクチャーリングにソフト決定反復符号化プロセスを組み合わせると、コーデックの性能があまり劣化しないことを観測して驚いた。

【0017】n、k、及び、dを下記の形式の積符号パラメータとする。◎

#### 【数6】

$$n = \prod_{i=1}^L n_i, \quad k = \prod_{i=1}^L k_i, \quad \text{and} \quad d = \prod_{i=1}^L d_i$$

ここで、Lは、それぞれのパラメータが( $n_i$ 、 $k_i$ 、 $d_i$ )である基本符号の数である(一般性を制限することなく、 $L=2$ のケースについて、以下で考察される)。 $k$ 及びnは、「第1」と「第2」の2進行列におけるそれぞれのビット数である。

【0018】本発明によれば、行列に含まれる冗長ビット数を $n-k$ 以下の任意の数 $n-k-Y$ に適応させるこ

とが可能であり、受信器の復号化回路は、パンクチャーリングを施されるビットの数Yがいくらであろうと同じである。

【0019】これらのYビットの位置は、第2の行列の各次元に従ってほぼ均一に分散し、反復符号化プロセスの性能を最適に利用できるようにすることが望ましい。この点に関して留意すべきは、1つ以上の符号にパンクチャーリングを施して、基本ブロックにすると、Yの値の選択の幅が狭くなるので、とりわけ、いくつかの基本符号化においてBER利得が生じないという結果になるので、利点が弱まるという点である。

【0020】パンクチャーリングを施される積符号のパラメータ( $n'$ 、 $k'$ 、 $d'$ )は、最終的に、 $n' = n - Y$ 、 $k' = k$ 、及び、 $d' = d$ になる。その効率R'は、 $R' = k / (n - Y) \geq k / n$ になる。

【0021】有利な実施形態の場合、第1の2進行列は、情報ビット以外に、第1の2進行列の各次元に従ってほぼ均一に分散され、組織符号化の後、前記Yの指定位置とは別個の、前記第2の2進行列のXの指定位置に配置され、チャネルに向かって送信されない、事前に受信器に分かっている値を備えたXビットからなる集合から構成され、受信器が、第2の2進行列の前記Xの指定位置に対応する入力行列の位置に、その符号がそれぞれ、前記集合のビットの事前に分かっている値に対応し、その絶対値が最高の信頼性を表すサンプルを配置する。

【0022】次に、Xのパラメータを利用して、符号化すべきブロック当たりの情報ビット数、及び、全符号化効率をプログラムすることが可能である。短縮され、パンクチャーリングが施された積符号のパラメータ( $n''$ 、 $k''$ 、 $d''$ )は、最終的に、 $n'' = n - X - Y$ 、 $k'' = k - X$ 、及び、 $d'' = d$ になる。その効率R''は、 $R'' = (k - X) / (n - X - Y)$ になる。

【0023】データ・ベクトル/決定ベクトル対を処理するためのソフト決定基本復号化は、特に、EP-A-0 654 910に記載のタイプとすることができる。従って、それは、データ・ベクトル成分の信頼性が最も低いいくつかの(pの)指標を決定するステップと、前記pの指標及び決定ベクトルから復号化すべきいくつかの(qの)2進ワードを構成するステップと、決定ベクトル、及び、復号化すべきqの2進ワードの代数的復号化に基づいて、q'の符号ワードを得るステップと、得られたq'の符号ワードから、データ・ベクトルに関するユークリッド距離が最も短い符号ワードを選択するステップと、その各成分Wjが、選択された符号ワードとは異なるj番目の成分を備えたオプションのコンカレント・ワードを決定し、コンカレント・ワードが決定されると、M<sup>d</sup>及びMCが、それぞれ、選択された符号ワード及びコンカレント・ワードの、データ・ベクトルに関連したユークリッド距離を表し、C<sub>j</sub><sup>d</sup>及びR'

jが、それぞれ、選択された符号ワード及びデータ・ベクトルのj番目の成分を表すことになる公式、即ち、◎  
【数7】

$$W_j = \left( \frac{|M^e - M^d|}{4} - C_j \cdot R_j \right) C_j$$

を適用することによって、それぞれ、計算される、訂正ベクトルを計算するステップと、前記選択された符号ワードに等しいとみなされる新たな決定ベクトルを得るステップと、訂正ベクトルに第1の信頼係数を掛けた値を、入力行列から抽出した対応する入力ベクトルに加算するするステップから構成される。

【0024】望ましい実施形態の場合、訂正ベクトルの計算ステップにおいて、選択された符号ワードのj番目の成分に関するオプションのコンカレント・ワードの決定には、選択された符号ワードのj番目の成分と、選択された符号ワードを除く、得られたq'の符号ワードの中から、データ・ベクトルに関して最短のユークリッド距離を有する候補符号ワードのj番目の成分との比較が含まれており、前記候補符号ワードのj番目の成分が、選択された符号ワードのj番目の成分と異なる場合には、前記候補符号ワードがコンカレント・ワードとみなされ、異なる場合には、コンカレント・ワードが決まらない。

【0025】本発明の第2の態様は、伝送すべき情報ビットから第1の2進行列を形成するための手段と、基本組織ブロック符号の積に相当する組織ブロック符号を用いて、第1の2進行列を第2の2進行列に変換するように命令されている基本符号化手段と、第2の2進行列から抽出されたビットをチャネルに向けて送信するための手段から構成され、さらに、チャネルに向かって送信される第2の2進行列のビット数をプログラムするために供給される数Yから、第2の2進行列におけるYの位置を決定するために、プログラミング手段が含まれており、前記Yの位置に配置される第2の2進行列のビットが、チャネルに向かって送信されないようになっている、プログラマブル冗長コーダに関するものである。

【0026】本発明の第3の態様は、伝送チャネルによって受信した信号から、その符号が、基本組織ブロック符号の積に相当する組織ブロック符号を用いて、冗長コーダによって形成される2進行列のビットのそれぞれの初期推定値を表し、その絶対値が、それぞれ、前記初期推定値に関連した信頼性の程度を示す、デジタル・サンプルから構成される入力行列を形成するための手段と、それぞれ、積符号に用いられる各基本ブロック符号に関する符号ワード探索ステップから逐次構成される、逐次復号化サイクルに従って入力行列の復号化を行うように命令されている反復復号化手段から構成され、各符号ワード探索ステップ毎に、復号化手段が、最初の探索ステップの前に、それぞれ、入力行列と、その2進成分が入

力行列のサンプルの符号に対応する行列によって構成される、2進成分によるデータ行列及び決定行列を受信し、後続の探索ステップのために、その2進成分が第2の2進行列のビットの新たなそれぞれの推定値を表す、新たな決定行列が生成され、そのサンプルの絶対値が、それぞれ、前記新たな推定値に関連した信頼性の程度を示す、新たなデータ行列が生成され、復号化情報ビットが、最後の符号ワード探索ステップ中に生成された決定行列から抽出されるようになっており、各符号ワード探索ステップに、受信したデータ行列を、それぞれ、基本符号の符号ワードに対応するデータ・ベクトルに分割するステップと、相応じて、受信した決定行列を決定ベクトルに分割するステップと、それぞれ、少なくとも所定のデータ・ベクトル/決定ベクトル対に処理を施すソフト決定による基本復号化のステップが含まれており、さらに、受信した信号から得られる入力行列のサンプル数をプログラムするために供給される数Yから、入力行列におけるYの位置を決定するためのプログラミング手段と、前記Yの位置にその絶対値が最低の信頼性を表すデ

ジタル・サンプルを配置するように設計された、入力行列を形成するための手段が含まれている、プログラマブル・エラー訂正デコーダに関するものである。

【0027】本発明の他の特徴及び利点については、付属の図面と併せて読むべき、非制限的実施形態に関する以下の説明から明らかになるであろう。

## 【0028】

【発明の実施の形態】発明者は、EP-A-0 654 910に記載の積符号に関する反復復号化プロセスの、良好な性能/複雑さの妥協点をもたらす、有利な改変案を開発した。以下では、本発明による積符号の構造に関するより詳細な説明の前に、図1~5に関連してこの改変案の説明を行うことにする。一方では、前記改変案は、任意のタイプの積符号の反復復号化に適用可能であり、他方では、本発明による伝送プロセスは、例えば、EP-A-0 654 910や、あるいは、前述のJ. Lodge他による論文にも記載されているような他の反復復号化方法に適合することが可能であることが分かる。

【0029】図1に示す伝送連鎖の場合、伝送すべき情報ビット  $a_{j,t}$  が、送信器10のチャネル・コーダに対する入力にアドレス指定された信号  $X(t)$  に含まれる。

◎

## 【数8】

$$X(t) = \sum_j a_{j,t} h(t-jT)$$

この信号  $X(t)$  は、アナログ信号  $S(t)$  から情報源コーダ11によって形成される。情報源コーダ11によって、普通、  $a_{j,t}$  は、独立したビットとなり、等しい確率で0か1の値をとることになる。 $h(t)$  は、2つの連続したビットを分離する時間間隔である継続時間  $\Delta t$

ートTを表している。チャネル・コーダ12は、ブロック符号化を用いて、信号Y(t)を発生する。◎

【数9】

$$Y(t) = \sum_j c_j h(t - jT)$$

ここで、 $c_j$ は符号化ビットであり、 $T'$ は、2つの符号化ビットを分離する時間間隔である( $T' < T$ )。変調器13は、シーケンスY(t)を伝搬チャネルに適合する信号シーケンスに変換する。無線チャネルに関連した2状態移相打鍵の場合、送り出される信号例は、下記によって示される。◎

【数10】

$$E(t) = \sum_j e_j h(t - jT_s) \sin(2\pi f_0 t)$$

ここで、 $f_0$ は、搬送波の周波数であり、 $e_j = 2, c_{j-1}$ である。受信器15のアンテナで受信された信号は、係数 $\alpha$ だけ減衰する。復調器16は、各ビット毎に、下記のように表すことが可能な確率比を導き出す。

$$R_j = e_j + B_j$$

ここで、サンプルB<sub>j</sub>は、伝搬チャネルによって導入されるノイズ・サンプルであり、ビットc<sub>j</sub>とは無関係であり、互いに相關せず、平均が0で、標準偏差 $\sigma$ は、S/N比によって決まる。従って、復調器16の出力における信号は、下記に等しい。◎

【数11】

$$R(t) = \sum_j R_j h(t - jT)$$

【0030】チャネル・デコーダ17は、次に、エラーを最小限に抑えるため、送信に用いられるチャネル符号化を利用して、送信されるビットに関連した決定を行う。その出力は、下記によって示される。◎

【数12】

$$Z(t) = \sum_j \hat{a}_j h(t - jT)$$

ここで、◎

【数13】

は、チャネル・デコーダによって行われた決定である。

情報源デコーダ18は、次に、チャネル・デコーダ17によって供給されるビットからアナログ信号S(t)を再構成する。

【0031】本発明は、主として、チャネル・コーダ12及びチャネル・デコーダ17に属する。従って、云うまでもなく、さまざまなタイプの情報源符号化/復号化、変調/復調、及び、伝搬チャネルに適合する。とりわけ、本発明は、デジタル・テレビジョンに関連して適用することが可能である。コーダ11及びデコーダ18は、例えば、MPEG(動画像圧縮方式の標準化作業グループ)規格に基づいて作製することが可能であり、変

調器13及び復調器16は、用いられている伝搬チャネル(無線、電線等)に適合する。もう1つの応用例は、ファクシミリ伝送である。

【0032】チャネル12によって用いられるブロック符号は、基本組織符号から得られる積符号である。後述の実施形態の場合、それは、それぞれ、パラメータ(n<sub>1</sub>, k<sub>1</sub>, d<sub>1</sub>)及び(n<sub>2</sub>, k<sub>2</sub>, d<sub>2</sub>)を備えた2つの線形ブロック符号C<sub>1</sub>, C<sub>2</sub>の積である。

【0033】図2には、従来の符号化回路で実施される符号化手順が示されている。情報源コーダ11から逐次受信するビットa<sub>j</sub>は、まず第1に、k<sub>1</sub>行及びk<sub>2</sub>列からなる行列(a)に従って、k<sub>1</sub>×k<sub>2</sub>ビットのグループによって保持される(ステップ21)。次に、ブロック符号C<sub>2</sub>が、行列(a)のk<sub>1</sub>行に適用され、これによって、k<sub>1</sub>行とn<sub>2</sub>列からなる行列(b)が得られる(ステップ22)。符号C<sub>2</sub>は、組織的であるので、行列(b)のn<sub>2</sub>列のk<sub>2</sub>は、行列(a)の、例えば、最初のk<sub>2</sub>列と同じである。次に(ステップ23)、ブロック符号C<sub>1</sub>が、行列(b)のn<sub>2</sub>列のそれぞれに適用され、20これによって、n<sub>1</sub>行とn<sub>2</sub>列からなる行列(c)が得られるが、そのc<sub>j</sub>成分は、信号Y(t)の形で変調器13に逐次伝送されるビットである(ステップ24)。符号C<sub>1</sub>は、組織的であるので、行列(c)のn<sub>1</sub>行のk<sub>1</sub>は、行列(b)の、例えば、最初のk<sub>1</sub>行と同じである。従って、行列(c)のk<sub>1</sub>行とk<sub>2</sub>列の上方左側部分は、行列(a)と同じであり、行列(c)の他の成分は、冗長ビットである。行列(c)の全ての列が、符号C<sub>1</sub>の符号ワードである。同様に、基本符号が線形であれば、行列(c)の全ての行が、符号C<sub>2</sub>の符号ワードである。

【0034】チャネル・デコーダ17は、反復復号化手順を適用するが、その概要フローチャートが、図3に示されている。チャネル・コーダ12によって形成された符号化ブロックの送信に相応じた、復調器16から受信する信号R(t)のn<sub>1</sub>×n<sub>2</sub>のサンプルR<sub>j1,j2</sub>(1≤j<sub>1</sub>≤n<sub>1</sub>, 1≤j<sub>2</sub>≤n<sub>2</sub>)からなるブロックの受信後、これらのサンプルは、n<sub>1</sub>行及びn<sub>2</sub>列からなる入力行列(R)に保持される(ステップ39)。

【0035】このn<sub>1</sub>×n<sub>2</sub>のサンプルからなるブロックの復号化は、計数変数iを0に初期設定し、その成分が当初入力行列(R)の成分と同じである、n<sub>1</sub>行及びn<sub>2</sub>列からなるデータ行列(R')を形成し、その成分が、2進数(-1または+1)であり、当初、それぞれ、入力行列(R)の対応する成分の符号、即ち、D<sub>j1,j2</sub>=sgn(R<sub>j1,j2</sub>)="1を表す、n<sub>1</sub>行及びn<sub>2</sub>列からなる決定行列(D)を形成することによって初期化される(ステップ31)。

【0036】この初期化後、反復復号化には、いくつかの(mの)復号化サイクルが含まれている。各復号化サイクルには、逐次、データ行列の列内において符号C<sub>1</sub>

のワードを探索するステップ3 2、データ行列の行内において符号C<sub>2</sub>のワードを探査するステップ3 3が含まれる。

【0037】各探索ステップ3 2または3 3において、決定行列(D)及びデータ行列(R')の成分の新たな値が計算され、後続の探索ステップに用いられる。各探索ステップ3 2または3 3は、この行列の成分R'j<sub>1,j2</sub>におけるノイズ・サンプルB<sub>j1,j2</sub>の生起を低減するため、データ行列(R')に施されるフィルタリングとみなすことが可能である。

【0038】ステップ3 2及び3 3は、行列の行と列の役割を交換すると、ほぼ同じになる。探索ステップ3 2の初期化時には、計数変数が、1単位だけインクリメントされ、列指標j<sub>2</sub>は、1に初期設定される。行列(R')のj<sub>2</sub>番目の列に対応するデータ・ワードの復号化が、符号C<sub>1</sub>に基づいて実施され(ステップ3 7)、これによって、行列(D)及び(R')の成分D<sub>j,j2</sub>及びR'j<sub>1,j2</sub>の新たな値が得られる(1≤j≤n<sub>1</sub>)。復号化ステップ3 7に後続して、列指標j<sub>2</sub>と列n<sub>2</sub>の数との比較3 8が行われる。j<sub>2</sub>がn<sub>2</sub>未満のままであれば、指標j<sub>2</sub>が1単位だけインクリメントされ(ステップ3 9)、復号化ステップ3 7が繰り返される。j<sub>2</sub>がn<sub>2</sub>に等しくなると、全て列の処理が済んだことになり、進行中の復号化サイクルの他の符号ワード探索ステップ3 3が開始される。探索ステップ3 3の初期化時には、計数変数が、1単位だけインクリメントされ、行指標j \* \*

$$a_{j_1,j_2} = D_{j_1,j_2} (1 \leq j_1 \leq k_1, 1 \leq j_2 \leq k_2)$$

である。これらの◎

【数17】

$$a_{j_1,j_2}$$

は、値が-1または+1であり、値0または1をとるように簡単に変換することが可能である。

【0039】本発明の最初の実施形態における、データ行列の列に対応するデータ・ワードの復号化のステップ3 7が、図4のフローチャートに詳細に示されている。このステップ3 7において、長さn<sub>1</sub>のデータ・ベクトル[R']及び決定ベクトル[D]に処理を施して、それぞれ、データ行列(R')及び決定行列(D)の細分化部、即ち、R'j=R'j<sub>1,j2</sub>及びD<sub>j</sub>=D<sub>j,j2</sub>(1≤j≤n<sub>1</sub>)が構成される。最初に(ステップ5 1)、ベクトル[R']の最も信頼性の低いpの成分、即ち、2進決定しきい値(ゼロ)に最も近い[R']の成分にマークが付けられる。これら最も信頼性の低いpの成分に対応する指標が、r<sub>1</sub>、r<sub>2</sub>、...、r<sub>p</sub>で表され、一例として、下記のようになる。◎

【数18】

$$|R'_{r1}| < |R'_{rj}| \quad \forall j \neq r_1$$

$$|R'_{r2}| < |R'_{rj}| \quad \forall j \neq r_1, r_2$$

【0040】これらpの指標が識別されると、長さn<sub>1</sub>のqの2進テスト・シーケンスが構成され、さらに、qのテスト・シーケンスのそれぞれと決定ベクトル[D]を組み合わせて、長さn<sub>1</sub>の復号化すべきqの2進ワード[U<sub>1</sub>]、...、[U<sub>q</sub>]が構成される(ステップ5 2)。各ワード[U<sub>s</sub>]は、pの指標r<sub>1</sub>、...、r<sub>p</sub>に対応する成分以外のその全ての成分が決定ベクトル[D]の対応する成分に等しくなるように構成される。U<sub>s</sub>=D<sub>j</sub>(j≠r<sub>1</sub>、...、r<sub>p</sub>の場合)それは、一般に、ベクトル[D]の対応する成分とは異なる1つまたは2つの成分だけしか備えないワード「U<sub>s</sub>」を考慮すると、十分である。q=p(p+1)/2の場合、これら全てのワードが考慮される。例えば、p=6で、q=2 1の場合、シーケンス[T<sub>s</sub>]及び[U<sub>s</sub>] (1≤s≤q)は、下記のようにして構成する

\*<sub>1</sub>は、1に初期設定される。行列(R')のj<sub>1</sub>番目の列に対応するデータ・ワードの復号化が、符号C<sub>2</sub>に基づいて実施され(ステップ4 2)、これによって、行列(D)及び(R')の成分D<sub>j1,j</sub>及びR'j<sub>1,j</sub>の新たな値が得られる。復号化ステップ4 2に後続して、符号C<sub>1</sub>の行指標j<sub>1</sub>とパラメータn<sub>1</sub>の比較4 3が行われる。j<sub>1</sub>がn<sub>1</sub>未満のままであれば、指標j<sub>1</sub>が1単位だけインクリメントされ(ステップ4 4)、復号化ステップ4 2が繰り返される。j<sub>1</sub>がn<sub>1</sub>に等しくなると、符号ワード探索ステップ3 3が終了し、計数変数iが2mと比較される(テスト4 5)。iが2m未満のままであれば、探索ステップ3 2に再入し、後続の復号化サイクルを開始する。iが2mに等しくなると、mの復号化サイクルが実施されたことになり、k<sub>1</sub>×k<sub>2</sub>の復号化情報ビット◎

【数14】

$$a_{j_1,j_2}$$

が、最後の符号ワード探索ステップ3 3中に生成された決定行列(D)から抽出される。図2に関連して上述のやり方で組織符号C<sub>1</sub>、C<sub>2</sub>を適用すると、◎

【数15】

$$a_{j_1,j_2}$$

は、行列(D)の最初のk<sub>1</sub>行と第1のk<sub>2</sub>列において簡単に回復することができる。即ち、◎

【数16】

ことが可能である。

\*  $p=6$  の最初のテスト・シーケンス  $[T^s]$  は、位置  $r_s$  に +1 に等しいビットを備え、他の位置に -1 に \*

$$\begin{aligned} [T^1] &= [T^1] \oplus [T^2] \\ [T^2] &= [T^1] \oplus [T^3] \\ [T^3] &= [T^2] \oplus [T^4] \\ [T^{10}] &= [T^3] \oplus [T^5] \\ [T^{11}] &= [T^4] \oplus [T^6] \\ [T^{12}] &= [T^5] \oplus [T^7] \\ [T^{13}] &= [T^6] \oplus [T^8] \\ [T^4] &= [T^7] \oplus [T^9] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} [T^{15}] &= [T^2] \oplus [T^4] \\ [T^{16}] &= [T^3] \oplus [T^5] \\ [T^{17}] &= [T^5] \oplus [T^6] \\ [T^{18}] &= [T^3] \oplus [T^7] \\ [T^{19}] &= [T^4] \oplus [T^8] \\ [T^{20}] &= [T^6] \oplus [T^9] \\ [T^{21}] &= [T^7] \oplus [T^8] \end{aligned}$$

ここで、 $r$  は、2つのベクトル間における成分毎の排他的 OR 演算を表す。◎

【数20】

$$* [U^s] = [T^s] \oplus [D] \quad \text{for } 1 \leq s \leq q$$

【0041】後続ステップ53において、決定ベクトル  $[D]$  及び  $q$  のワード  $[U^s]$  の代数的復号化が実施される。この代数的復号化に関して、BCH符号の場合には、例えば、ブロック符号化の分野において周知の Berlekamp デコーダが用いられる(1968年、ニューヨークのマグローヒル社から出版されたE. R. Berlekampによる「Algebraic Coding Theory」を参照されたい)。 $q+1$  の基本復号化によって、符号  $C_1$  の  $q'$  の符号ワード

$[C^1], \dots, [C^{q'}]$  が得られる。一般的な場合、一方では、所定の符号ワードが、復号化結果に数回にわたって現れることもあり、他方では、信号がかなり歪んでいると、代数デコーダが所定の符号ワードを見つけることができないこともあるので、 $q' \leq q+1$  になる。従って、代数的復号化の結果として得られるワードをチェックして、符号  $C_1$  のワードを構成するか否かを判定しなければならない。このチェックは、符号  $C_1$  に関するパリティ検査行列によって得られた各ワードの乗算を行い、乗算結果がゼロでない場合、そのワードを消去することによって、簡単に実施することが可能である。しかし、符号  $C_1$  が完全な場合(即ち、とりわけ、ハミング符号の場合に当てはまることがあるが、 $n_1$  ビットのどのワードも、可能性のある全ての符号ワードからの間隔が  $(d_1 - 1)/2$  を超えない場合)、代数デコーダからの結果をチェックするステップは、無駄である。

【0042】見つかった  $q'$  の符号ワードの中から、データ・ベクトル  $[R']$  に関して最短のユークリッド距離  $M^d = \| [C^d] - [R'] \|_2^2$  を示すもの  $[C^d]$  が選択される(ステップ54)。このワード  $[C^d]$  は、次の決定ベクトルを構成する。さらに、ワード  $[C^d]$  を除く  $q$  の符号ワードの中から、候補符号ワード  $[C^c]$  として、データ・ベクトル  $[R']$  からのユークリッド

距離  $MC = \| [C^c] - [R'] \|_2^2$  が最短のものが選択される。この候補ワードは、ワード  $[C^d]$  の個々のビットに関連した信頼度の計算のためのコンカレント・ワードとして利用することが可能な唯一のワードになる。

【0043】次に、訂正ベクトル  $[W]$  ( $1 \leq j \leq n_1$ ) の成分  $W_j$  を計算するためのループが実施される。このループの開始時に(ステップ55)、成分指標  $j$  が 1 に初期設定される。このループの各反復毎に、テスト・ステップ56を実施して、候補ワード  $[C^c]$  の  $j$  番目の成分が、選択された符号ワード  $[C^d]$  の  $j$  番目の成分と異なるか否かの判定が行われる( $C_j^c \neq C_j^d$ )。異なる場合、候補符号ワード  $[C^c]$  は、 $j$  番目の成分に関するコンカレント・ワードになる。次に、ステップ58で、下記の公式に従って成分  $W_j$  の計算が行われる。◎

【数21】

30 
$$W_j = \left( \frac{MC - M^d}{4} - C_j^d \cdot R'_j \right) \cdot C_j^d$$

【0044】この公式に生じる量  $MC - M^d$  は、常に正であり、従って、 $|MC - M^d| = MC - M^d$  になることが分かる。テスト・ステップ56によって、 $C_j^c = C_j^d$  になることが明らかになると、即ち、コンカレント・ワードを決定することができなければ、ステップ59において、下記公式に基づいて成分  $W_j$  の計算が行われる。◎

【数22】

$$W_j = (\beta_i - C_j^d \cdot R'_j) \cdot C_j^d$$

ここで、 $\beta_i$  は、正の信頼係数を表している。訂正成分  $W_j$  の計算後、成分指標  $j$  がベクトル  $[R']$  の長さ  $n_1$  と比較される(ステップ60)。 $j$  が  $n_1$  未満のままであれば、指標  $j$  は 1 単位だけインクリメントされ(ステップ61)、後続の反復プロセスが、テスト56から始めて、実施される。

【0045】 $j$  が  $n_1$  に等しくなると、ループが終了し、復号化ステップ37が、データ・ベクトル  $[R']$  及び決定ベクトル  $[D]$  の更新62によって終了する。

新たなベクトル  $[R']$  は、入力ベクトル  $[R]$  (その各成分  $R_j$  が入力行列  $\{R\}$  から抽出される、即ち、 $R_j = R_{j,j2}$ ) と、訂正ベクトル  $[W]$  に別の信頼係数  $\alpha_1$  を掛けた値との和に等しいとみなされる。即ち、 $[R'] = [R] + \alpha_1 [W]$  である。新たな決定ベクトル  $[D]$  は、ステップ 54において選択された符号ワード  $[C^d]$  に等しいとみなされる。

【0046】改変実行案の場合、ステップ 59において適合する場合に用いられる公式 (2) が、次のように置き換えられる。◎

【数23】

$$W_j = \beta_i C_j^d$$

これによって、新たな決定  $C_j^d$  の符号に正比例する訂正  $W_j$  が得られる。コンカレント・ワードが識別されなければ、信頼係数を利用する他の公式を利用することも可能である。

【0047】データ行列の行に対応するデータ・ワードの復号化ステップ 42 は、符号  $C_1$  を符号  $C_2$  に置き換え、長さ  $n_1$  を長さ  $n_2$  に置き換え、行列  $\{R'\}$  、  
 $\{D\}$  、 $\{R\}$  を列ベクトル  $[R']$  、 $[D]$  、 $[R]$  に分割せず、行ベクトルに分割すれば、図4に関連して上で詳述のステップ 37 と同様である。

【0048】信頼係数  $\alpha_i$  及び  $\beta_i$  は、図3のフローチャートに示す計数変数  $i$  に対応する指標が割り当てられる。実際、該係数  $\alpha_i$  及び  $\beta_i$  は、探索ステップ 32、33 の一方ともう一方の間で変化する可能性がある。 $\alpha_i$  及び  $\beta_i$  の値は、符号ワード探索ステップ 32、33 の進行につれて増大し、復号化の信頼性の向上を反映するのが望ましい。

【0049】上記復号化プロセスの性能の例示として、図5には、2つの同じ基本符号 BCH (64、57、4) の積の場合に、シミュレーションによって得られる S/N 比 E B / n 0 の関数としての曲線 B E R が示されている。この場合、行及び列の復号化 (ステップ 37、42) に用いられる基本デコーダは、復号化が E P - A - 0 694 910 に解説の最適バージョンに従う場合、約 43000 の論理ゲートを必要とする。これら 43000 のゲートの中から、25000 のゲート、即ち、回路の 59% が、訂正ベクトル  $[W]$  の計算に用いられる。図4に示す基本復号化の場合、 $[W]$  の計算に用いられるゲート数を 10 で割る。従って、基本デコーダは、43000 ではなく約 20500 のゲートによって実施される。図5の結果は、直角移相打鍵 (QPSK) 及び加法性のガウス性ホワイト・ノイズ・チャネルによって変調された場合に得られたものであり、データは 4 ビットで定量化されている。データ・ベクトル  $[R']$  の  $p=4$  の再弱成分から構成される  $q=16$  のテスト・シーケンスに関して、 $m=4$  の復号化サイクルが適用された。2m=8 の符号ワード探索ステップ中、係数

$\alpha_i$  の連続した値は、0.4, 0.4, 0.5, 0.5, 0.6, 0.6, 0.65, 0.65 であり、係数  $\beta_i$  は、一定のままであった。即ち、 $\beta_i = 7$  である。曲線 II には、E P - A - 0 694 910 に従って、最適バージョンの復号化プロセスを適用することによって得られる結果が示されている。比較のため、曲線 I には、チャネル符号化がない場合に観測される性能が示されている。基本復号化の単純化によって生じる性能の劣化が、10^-5 の B E R の場合、0.15 dB 未満に留まるのは明白である。回路の複雑さに関連して、50% の利得と比較考量すると、この劣化はわずかなものである。同じ基本回路を利用して、より多くの回数にわたる反復の実施を企図することが可能であるが、こうした場合、回路全体の複雑さをさらに低減することが必要になる。

【0050】図6には、用いられる基本符号が同じである特定の場合に、上述のようなアルゴリズムに従って積符号の復号化を実施するのに適した B T C 回路 17 のアーキテクチャが示されている。図4による基本復号化ステップは、それぞれ、B T C 回路の制御プロセッサ 66 による制御を受ける、専用の演算及び論理回路 65 によって実行される (いくつかの回路 65 を利用して、いくつかの基本復号化を並列に実施することも可能である)。RAM メモリ 67 は、行列  $\{R\}$  、 $\{R'\}$  、及び  $\{D\}$  のサンプルの記憶に用いられる。

【0051】プロセッサ 66 は、図3の概要フローチャートによる復号化を監視する。信号  $R(t)$  のサンプルを受信すると、プロセッサ 66 は、入力行列  $\{R\}$  を形成して (ステップ 30) 、適合するアドレスに記憶し、行列  $\{R'\}$  及び  $\{D\}$  を作成して (ステップ 31) 、適合するアドレスに記憶するため、メモリ 67 に対する書き込みの順序付けを行う。各基本復号化 37 または 42 において、プロセッサは、ベクトル  $[R']$  、 $[D]$  、及び  $[R]$  に関する適合するサンプルを基本デコーダ 65 に供給するため、メモリ 67 からの読み取り操作の順序付けを行い、次に、これらのベクトル  $[R']$  及び  $[D]$  に関する新たな値を記録するため、書き込み操作の順序付けを行う。 $m$  サイクルの最後に、プロセッサ 66 は、ステップ 45 を実行し、デコーダ 17 の出力信号  $z(t)$  を送り出すため、メモリ 67 の適合するアドレス (行列  $\{D\}$ ) における読み取り操作の順序付けを行う。

【0052】本発明によれば、復号化のために同じ B T C 回路 17 を利用しながら、さまざまな積符号パラメータを変更することが可能である。即ち、必要なことは、プロセッサ 66 のステップ 30 における入力行列  $\{R\}$  の形成に関連したプログラムの部分に、また、オプションにより、ステップ 46 における情報ビットの抽出に関連した部分に適合するパラメータが供給されることだけである。

【0053】プログラミングは、図7に用いられる基本符号と同じである特定の場合におけるブロック図が示されているコード12に関しても行われる。従来の演算回路68は、伝送すべきビット行列の行及び列の逐次基本符号化に利用される(図2のステップ22及び23)。基本コード68は、コードの制御プロセッサ69によって制御される。RAMメモリ70は、行列{c}のサンプルを記憶するために利用される。

【0054】信号X(t)の2進サンプルのブロックを受信すると( $k = k_1, k_2$ のとき、 $u = 1, 2, \dots, k - X$ に関して、ここでは $a_u$ と表示される)、プロセッサ69は、組織符号化のため、行列{c}の部分行列である、 $k_1$ 行及び $k_2$ 列からなる行列{a}を形成するため、メモリ70における書き込み操作の順序付けを行う(ステップ21)。各基本符号化毎に、プロセッサ69は、コード68に符号化すべき行または列の適合するサンプルを供給するために、メモリ70における読み取り操作の順序付けを行い、得られた冗長ビットの値を記憶するために、書き込み操作の順序付けを行う。 $n_1 + n_2$ の基本符号化後、最終行列{c}のビットがメモリ70で得られるようになり、プロセッサ69は、変調器に信号Y(t)を供給するため、このメモリの適合するアドレスにおける読み取り操作の順序付けを行う。信号Y(t)の2進サンプルは、 $n = n_1, n_2$ のとき、 $v = 1, 2, \dots, n - X - Y$ に関して、ここでは $c_v$ と表示される。

【0055】コーダ及びデコーダのプログラミングによって、横符号に対する短縮技法及び/またはパンクチャーリング技法の適用が可能になる。

【0056】短縮の場合、プログラミングは、横符号が適用される行列{a}のビット数kと符号化すべきブロック当たりのビット $a_u$ の数 $k - X$ との差を表した数Xをコーダ及びデコーダに供給することである。コーダは、この数Xから、各ブロックの処理時には行列{c}の対応する位置に配置され、伝送されるビット $c_v$ からは排除されることになる、決定された値のビット(例えば0)に関して、行列{a}内におけるXの位置を決定する。コーダは、また、各ブロックのビット $a_u$ が、行列{a}の他の位置に記憶されることになる順序も決定する。

【0057】これらの位置を決定するため、コーダ及びデコーダのプロセッサ69、66は、例えば、図8にそのフローチャートが示されている手順のような、既定の手順を適用する。この例の場合、 $k_1$ 行及び $k_2$ 列からなる行列{h}は、 $h_{i,j}$ によって既知ビットの位置i、jを指定する。当初、指標i、j及び $n_x$ である、行列{h}の全ての成分は0である(ステップ80)。指標 $n_x$ は、ステップ81においてXと比較され、 $n_x < X$ の場合、指標i及びjは、ステップ82において、それぞれ、 $k_1$ 及び $k_2$ を法として、1ずつインクリメントさ

れる(本書で用いられる表記法の場合、インクリメントが、図8のブロック82に示す公式に従って実施されるように、指標i及びjは、それぞれ、1と $k_1$ の間、及び、1と $k_2$ の間に含まれる)。ステップ82の後、 $h_{i,j} \neq 0$ の場合(テスト83)、テスト83の反復前に、列指標jは、ステップ84において $k_2$ を法として1だけインクリメントされる。テスト83によって、 $h_{i,j} = 0$ であることが分かると、ステップ85において、この成分 $h_{i,j}$ に値1が割り当てられ、比較81ステップに戻る前に、指標 $n_x$ が1だけインクリメントされる。比較ステップ81によって $n_x = X$ であることが分かると、全ての位置が割り当てられる。

【0058】上記手順によって、行列{a}の行及び列における既知ビットの位置の均一な分散が可能になる。Xが $k_1$ 及び $k_2$ の倍数である場合、均一性は完全である。即ち、全ての行が、全ての列と同じ数の $h_{i,j} = 1$ の位置を備えることになる。そうでない場合、均一性からの偏差が最小限に抑えられる。図9には、 $k_1 = k_2 = 10$ で、 $X = 30$ の(空のボックスは $h_{i,j} = 0$ に対応する)特定の場合における行列{h}の1つの形式が示されている。

【0059】 $h_{i,j} = 1$ の場合におけるXの位置の決定後、プロセッサ69、66は、それぞれ、符号化すべき各ブロックの連続したビット $a_u$ が記憶されることになる、行列{a}の位置に関する行指標及び列指標をそれぞれ与える、2つのテーブルx(u)、y(u)( $1 \leq u \leq k - X$ )を計算する。これらのテーブルは、ステップ86において、特定の順序で、例えば、1行ずつ( $i = 1, 2, \dots, k_1$ )、そして、各行毎に、列指標の昇順に( $j = 1, 2, \dots, k_2$ )、 $h_{i,j} \neq 1$ といった行列{a}の位置i、jを割り当てるこによって得られる。

【0060】図8の手順は、コーダ及びデコーダのプログラミング時に1回実施されるので、テーブルx(u)及びy(u)と行列{h}は、メモリに保持されている。ビット $a_u$ の各ブロック毎に、コーダ12のプロセッサ69は、ステップ21において下記に従って行列{a}を作成する。

$$a_{i,j} = 0 \quad (h_{i,j} = 1 \text{ の場合})$$

$$a_{x(u),y(u)} = a_u \quad (1 \leq u \leq k - X)$$

【0061】その出力信号がブロックに相当する場合、コーダ12には、 $h_{i,j} = 1$ のようなビット $c_{i,j}$ は含まれない(ステップ24)。ステップ30における行列{R}の作成において、デコーダ17のプロセッサ66は、これらの位置に、その符号がビット $a_{i,j}$ の既知の値に相当し(例えば $a_{i,j} = 0$ の場合の-1)、その絶対値Mが最高の信頼性(一般に、デコーダの定量化値の最大値)を表すサンプル $R_{i,j}$ を配置する。

【0062】ブロック復号化の最後に(ステップ45)、プロセッサ66は、◎

## 【数24】

$$a_u = D_{x(u)}, y(u)$$

に従って、ビット  $a_u$  の推定値◎

## 【数25】

$$a_u \quad (=1)$$

を抽出する。

【0063】パンクチャーリングに関して、プログラミングは、積符号（符号の短縮が実施されない場合、 $X=0$ ）を適用することによって生じる行列（c）の未知のビット数  $n-X$  と各情報ブロック毎にコーダによって送り出されるビット数  $n-X-Y$  の差を表した数 Y をコーダ及びデコーダに供給することである。コーダは、この数 Y 化ら、伝送されるビット  $c_v$  から排除されることになるビットに関して、行列（c）における Y の位置を決定する。

【0064】これらの位置を決定するため、コーダ及びデコーダのプロセッサ 69、66 は、図 8 における手順と同様の、そのフローチャートが図 10 に示されている手順のような、既定の手順を適用する。この例の場合、行列（h）の次元は、 $n_1$  行及び  $n_2$  列に拡張され、パンクチャーリングを施されるビットの Y の位置  $i, j$  は、 $h_{i,j}=2$  によって指定される。当初、 $X \neq 0$  で、指標  $i, j$  及び、 $n_y$  の場合に、図 8 の手順によって 1 に設定される成分を除き、行列（h）の全ての成分は 0 である（ステップ 100）。指標  $n_y$  は、ステップ 101 において Y と比較され、 $n_y < Y$  の場合、指標  $i$  及び  $j$  は、ステップ 102 において、それぞれ  $n_1$  及び  $n_2$  を法として 1 ずつインクリメントされる（本書で用いられる表記法の場合、指標  $i$  及び  $j$  は、それぞれ、インクリメントが図 10 のブロック 102 に示す公式に従って実施されるように、1 と  $n_1$  の間、及び、1 と  $n_2$  の間で構成される）。ステップ 102 の後、 $h_{i,j} \neq 0$  の場合（テスト 103）、テスト 103 の反復前に、列指標  $j$  は、ステップ 104 において  $n_2$  を法として 1 だけインクリメントされる。テスト 103 によって、 $h_{i,j}=0$  であることが分かると、ステップ 105 において、この成分  $h_{i,j}$  に値 2 が割り当てられ、比較 101 ステップに戻る前に、指標  $n_x$  が 1 だけインクリメントされる。比較ステップ 101 によって  $n_y=Y$  であることが分かると、全ての位置が割り当てられる。

【0065】上記手順によって、行列（c）の行及び列におけるパンクチャーリングを施されたビットの Y の位置の均一な分散が可能になる。短縮がなければ、Y が  $n_1$  及び  $n_2$  の倍数である場合、均一性は完全である。そうでないならば、均一性からの偏差が最小限に抑えられる。図 11 には、 $n_1=n_2=12$  で、 $Y=24$ （空のボックスは  $h_{i,j}=0$  に対応する）の場合における行列（h）の 1 つの形式が示されている。

【0066】短縮がパンクチャーリングに関連して用いられる（ $X \neq 0, Y \neq 0$ ）、行列（c）の行及び列にお

ける Y の位置の均一性は、Y が  $n_1$  の倍数であれば、正方行列 ( $k_1=k_2$  及び  $n_1=n_2$ ) の場合に完全である。そうでないならば、均一性の偏差は、極めてわずかなままである。図 12 には、 $k_1=k_2=10, n_1=n_2=12, X=30$ 、及び、 $Y=24$  の場合における行列（h）の 1 つの形式が示されている。図 12 の空のボックスに配置される  $n-X-Y-90$  のビット  $c_{i,j}$  だけが、コーダによって送り出される。

【0067】 $n-X-Y$  のビット  $c_v$  の伝送は、例えば、行毎に特定の順序で実施され、従って、ステップ 24 は、コーダに関して、下記を実施することになる。  
 $c_v = c_{x'(v), y'(v)} \quad 1 \leq v \leq n-X-Y$  の場合  
 行及び列指標  $x'(v), y'(v)$  は、ステップ 106 におけるコーダ及びデコーダのプログラミングの際に決定され、記憶される（図 10）。相応じて、デコーダ 17 のプロセッサ 66 は、ステップ 30 において、行列（R）の適合する位置に受信信号ブロックの  $n-X-Y$  のサンプル  $R_v$  を配置する。

$R_{x'(v), y'(v)} = R_v \quad 1 \leq v \leq n-X-Y$  の場合  
 20 他の位置には、プロセッサ 66 は、  
 $R_{i,j} = -M \quad (\text{前述のように } h_{i,j} = 1 \text{ であれば})$   
 $R_{i,j} = \pm \epsilon \quad (h_{i,j} = 2 \text{ であれば})$   
 を配置する。

【0068】数  $\epsilon$  は、Y の推定値における最高の信頼度（一般に、デコーダの定量化値の最低値）を表している。

【0069】反復復号化中、 $h_{i,j}=1$  のようなビットの推定値  $D_{i,j}$  は、極めて低いままである。パンクチャーリングを施されたビット ( $h_{i,j}=2$ ) に関連した推定値から分かるように、その信頼性は、基本復号化の進行につれて増すことになる。

【0070】2 つの同じ基本符号 BCH (32, 26, 4) の積、及び、直角移相打鍵 (QPSK) による変調の場合に、本発明による積符号に適用される短縮及びパンクチャーリング技術の性能が、それぞれ、図 13 及び 14 に示されている。積符号のパラメータは、従って、  
 •  $k=676$   
 •  $n=1024$   
 •  $d=16$

40 • 初期効率 0.660

である。

【0071】図 13 及び 14 において、曲線 I は、チャネル符号化が行われない場合の S/N 比 E\_b/N\_0 の関数としての 2 進エラー・レート (BER) の進展を示し、積符号に関する曲線 IV は、短縮またはパンクチャーリング ( $X=Y=0$ ) が行われず、反復復号化が  $m=4$  サイクルで行われる場合に適用される。

【0072】図 13 は、 $X=312, Y=0$  の場合に相当する、即ち、符号化すべき各ブロックが、 $k-X=364$  情報ビットから構成され、符号化効率が ( $k-X$ )

$\lambda / (n - X) = 0.511$  であり、従って、理論上のシャノン限界は、 $0.04 \text{ dB}$  である。曲線 V. 1~V. 4 は、それぞれ、 $m=1$ 、 $m=2$ 、 $m=3$ 、及び、 $m=4$  の復号化サイクル後に得られた性能を示している。4 サイクル後の曲線の勾配は、ブロック毎に  $k$  情報ビットが伝送される場合（曲線 I V）に対してほぼ変化のないことが分かる。4 サイクル後に  $B E R = 10^{-5}$  を得るのに必要な  $S/N$  比は、 $2.91 \text{ dB}$  に等しく、これは、シャノン限界を約  $2.0 \text{ dB}$  越える値に相当する。この解決法によって、理論上のシャノン限界に対してコーデックの性能をあまり劣化させることなく、 $k_1$  以下の任意のサイズのデータ・ブロックを伝送可能な BTC 回路が利用可能になる。

【図 14】 図 14 は、同じ BTC 回路が、 $X=0$ 、 $Y=104$  になるようにプログラムされた場合に相当する、即ち、各符号化ブロックが、348 ビットではなく、 $n-k-Y$  冗長ビットから構成され、符号化効率が  $k / (n - Y) = 0.735$  であり、従って、理論上のシャノン限界は、 $0.81 \text{ dB}$  である。曲線 V. 1~V. 4 は、それぞれ、パンクチャーリングを施されたビットが、組織積符号によって加えられた冗長ビットから選択される場合の、 $m=1$ 、 $m=2$ 、 $m=3$ 、及び、 $m=4$  の復号化サイクル後に得られた性能を示している。4 サイクル後の曲線の勾配は、行列の  $n$  ビットが伝送される場合（曲線 I V）に対してほぼ変化のないことが分かる。4 サイクル後に  $B E R = 10^{-5}$  を得るのに必要な  $S/N$  比は、 $3.71 \text{ dB}$  に等しく、これは、シャノン限界を約  $2.9 \text{ dB}$  越える値に相当する。この解決法によって、理論上のシャノン限界に対してコーデックの性能をあまり劣化させることなく、 $n-k$  以下の任意の数の冗長ビットを用いることが可能な BTC 回路が利用可能になる。

#### 【図面の簡単な説明】

【図 1】 本発明によるプロセスの実施に利用可能なデジタル伝送連鎖のブロック図である。

【図 2】 積符号の適用を示すフローチャートである。

【図 3】 本発明に従って利用可能な反復復号化段階の概要フローチャートである。

【図 4】 行または列に関する基本復号化ステップの詳細を示すフローチャートである。

【図 5】 図 3 及び 4 による反復復号化の性能を示すグラフである。

【図 6】 本発明によるチャネル復号化回路及びチャネル符号化回路のそれぞれのブロック図である。

【図 7】 本発明によるチャネル復号化回路及びチャネル符号化回路のそれぞれのブロック図である。

【図 8】 積符号の短縮に用いることが可能な割り当て手順のフローチャートである。

【図 9】 図 8 の手順の結果を示すダイヤグラムである。

【図 10】 積符号のパンクチャーリングに用いることが可能な割り当て手順のフローチャートである。

【図 11】 108 の手順の結果を示すダイヤグラムである。

【図 12】 108 の手順の結果を示すダイヤグラムである。

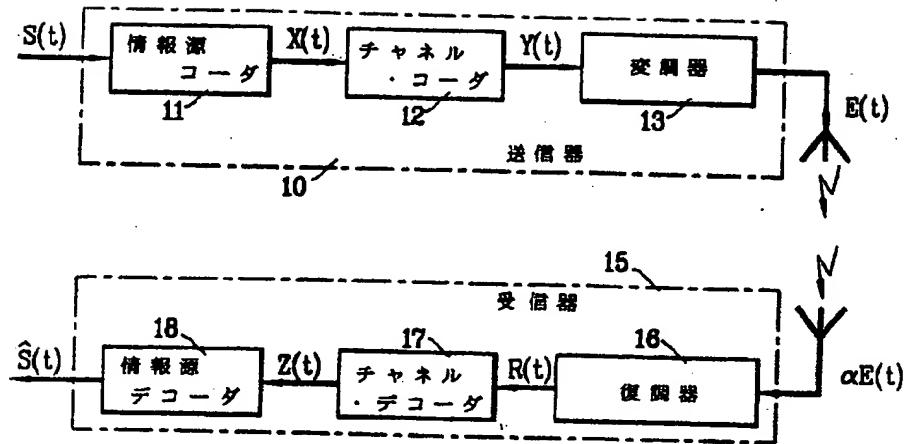
【図 13】 短縮された積符号及びパンクチャーリングを施された積符号に適用される反復復号化の性能を示すグラフである。

【図 14】 短縮された積符号及びパンクチャーリングを施された積符号に適用される反復復号化の性能を示すグラフである。

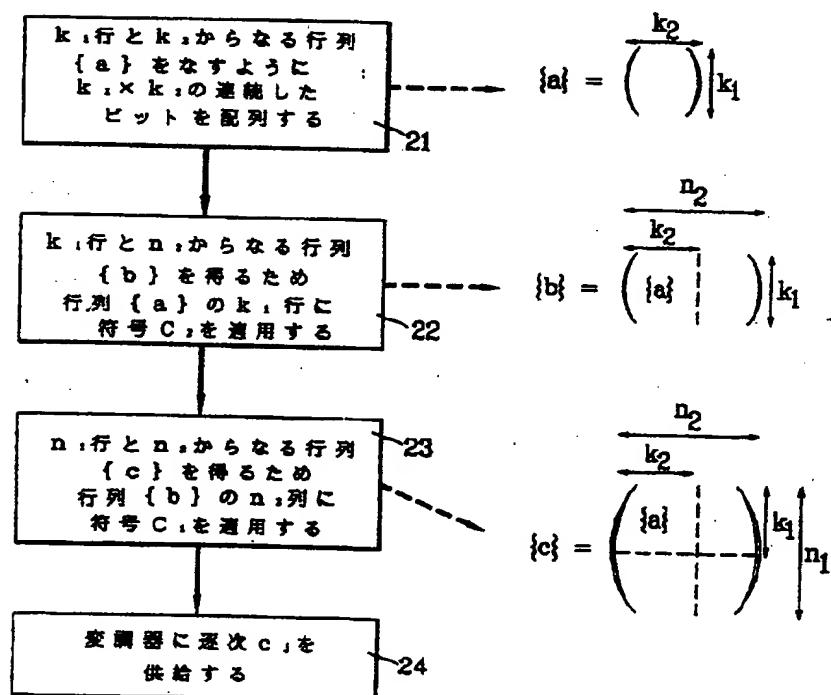
#### 【符号の説明】

- 1 0 ……送信器
- 1 1 ……情報源コード
- 1 2 ……チャネル・コーダ
- 1 3 ……変調器
- 1 5 ……受信器
- 1 6 ……復調器
- 1 7 ……チャネル・デコーダ
- 1 8 ……情報源デコーダ
- 6 5 ……基本デコーダ
- 6 6, 6 9 ……プロセッサ
- 6 7, 7 0 ……メモリ
- 6 8 ……基本コーダ

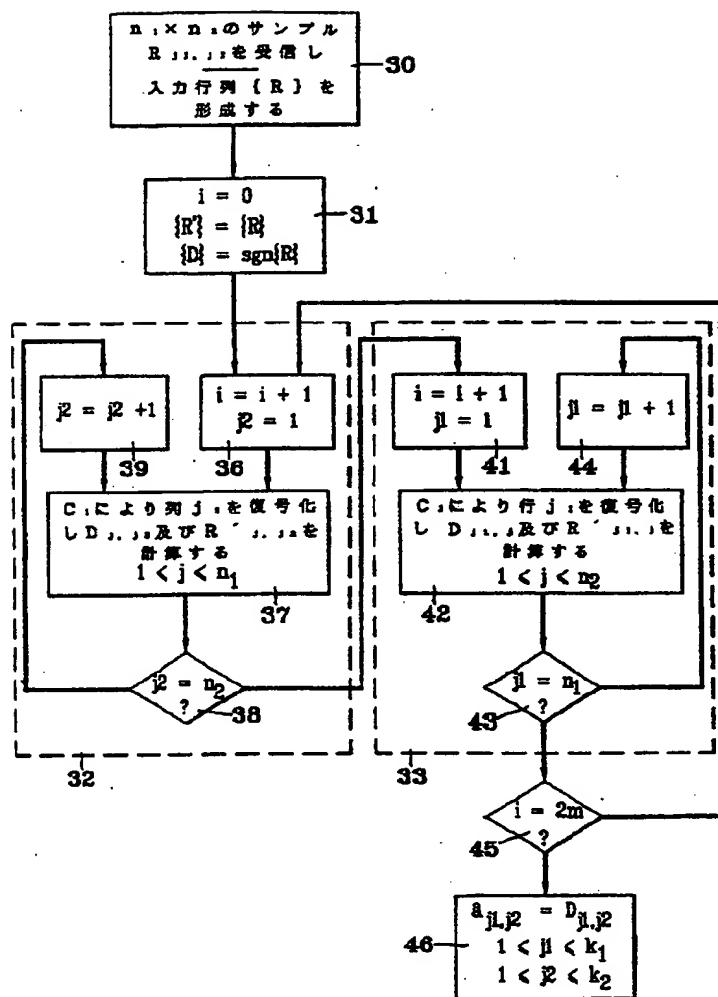
【図1】



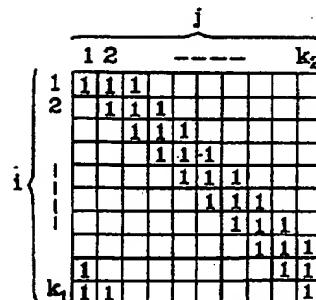
【図2】



(図3)

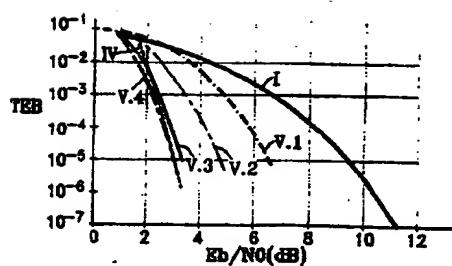


(図9)

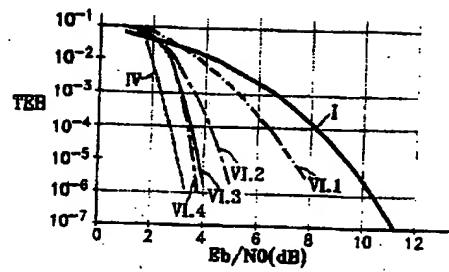


〔図11〕

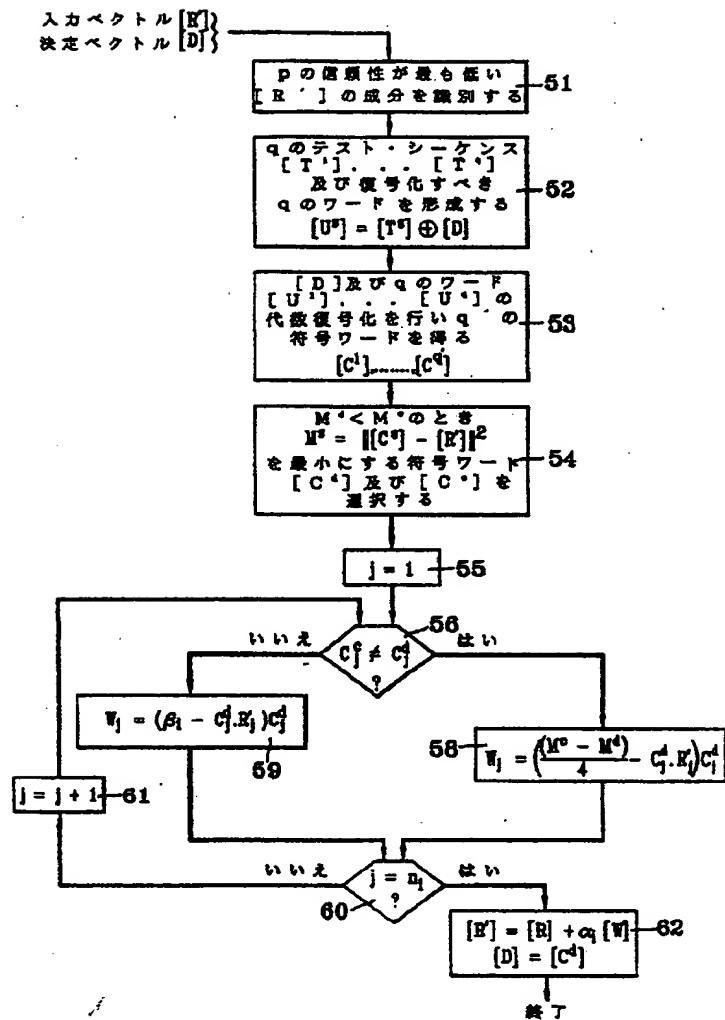
【図13】



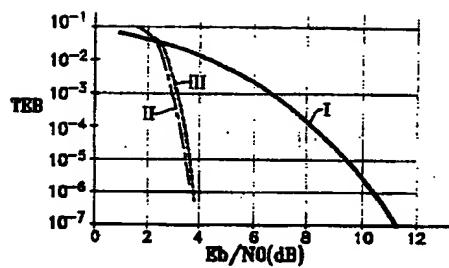
[図14]



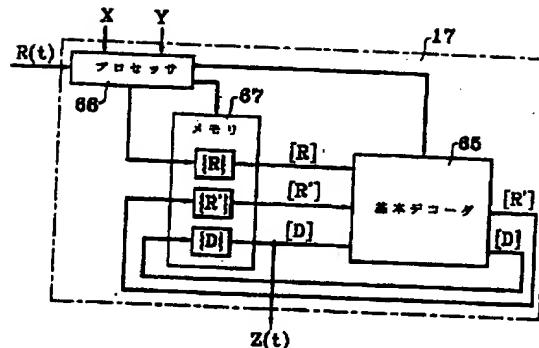
【図4】



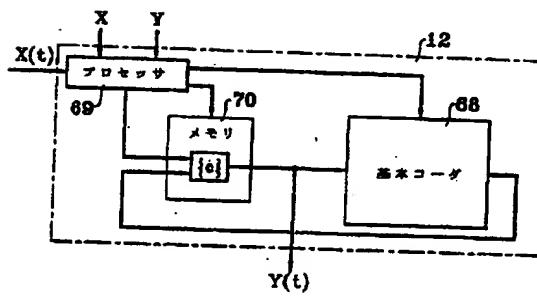
【図5】



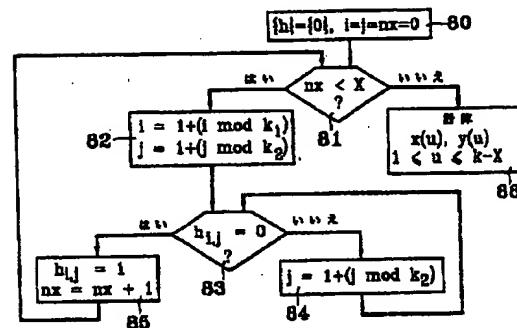
【図6】



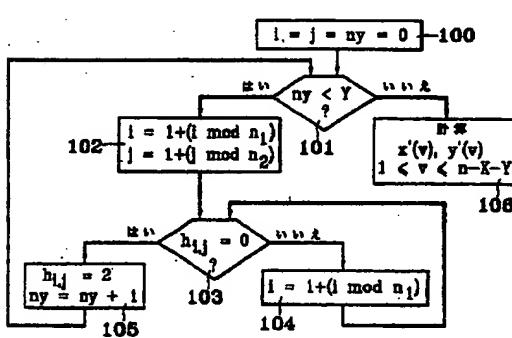
【図7】



【図8】



【図10】



【図12】

